

PATENT ABSTRACTS OF JAPAN

(11)Publication number : 09-062452

(43)Date of publication of application : 07.03.1997

(51)Int.Cl. G06F 3/06
G06F 3/06

(21)Application number : 07-220245

(71)Applicant : HITACHI LTD
HITACHI SOFTWARE ENG CO LTD

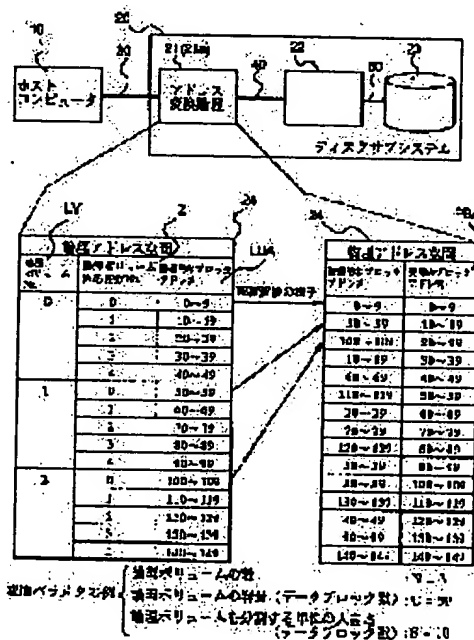
(22)Date of filing : 29.08.1995

(72)Inventor : HIRATA KEIICHIRO
TAKAHASHI NAOYA
KURANO AKIRA
YAMAMOTO AKIRA
TAKAYASU ATSUSHI
YOSHIDA MINORU
OGATA MIKITO

(54) CONVERTING METHOD FOR BLOCK ADDRESS AND CONTROL METHOD FOR ROTATION TYPE STORAGE SUBSYSTEM

(57)Abstract:

PROBLEM TO BE SOLVED: To improve the access performance when a plurality logical volumes are set on a physical volume.
SOLUTION: In a disk subsystem 20 which is connected to a host computer 10 and consists of a subsystem controller 21, a disk controller 22 and a magnetic disk drive 23, the subsystem controller 21 is equipped with address conversion logic 21a which performs mutual conversion between a physical block address PBA and a logical block address LBA on a medium so that when plural logical volumes 0-2 are set on the magnetic disk drive 23, data blocks at the same relative position of the respective logical volumes among plural data blocks that are included in the logical volumes and specified with the logical block address LBA are arranged at nearby position on the medium on the magnetic disk drive 23.



LEGAL STATUS

[Date of request for examination] 05.02.1999

[Date of sending the examiner's decision of rejection]

[Kind of final disposal of application other than the examiner's decision of rejection or application converted registration]

[Date of final disposal for application]

[Patent number] 3190546

[Date of registration] 18.05.2001

[Number of appeal against examiner's decision of rejection]

[Date of requesting appeal against examiner's decision of rejection]

(19) 日本国特許庁 (J P)

(12) 公開特許公報 (A)

(11) 特許出願公開番号

特開平9-62452

(43) 公開日 平成9年(1997)3月7日

(51) Int.Cl. ⁶	識別記号	庁内整理番号	F I	技術表示箇所
G 0 6 F 3/06	3 0 1		G 0 6 F 3/06	3 0 1 J
	5 4 0			5 4 0

審査請求 未請求 請求項の数 3 O L (全 9 頁)

(21) 出願番号 特願平7-220245

(22) 出願日 平成7年(1995)8月29日

(71) 出願人 000005108

株式会社日立製作所

東京都千代田区神田駿河台四丁目6番地

(71) 出願人 000233055

日立ソフトウェアエンジニアリング株式会社

神奈川県横浜市中区尾上町6丁目81番地

(72) 発明者 平田 敬一郎

神奈川県横浜市中区尾上町6丁目81番地

日立ソフトウェアエンジニアリング株式会社
社内

(74) 代理人 弁理士 筒井 大和

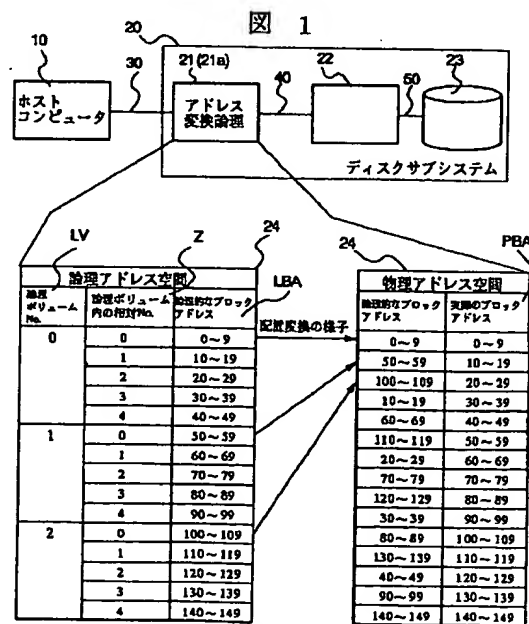
最終頁に続く

(54) 【発明の名称】 ブロックアドレスの変換方法および回転型記憶サブシステムの制御方法

(57) 【要約】

【目的】 物理ボリューム上に複数の論理ボリュームを設定する場合のアクセス性能を向上させる。

【構成】 ホストコンピュータ10に接続され、サブシステム制御装置21、ディスク制御装置22、磁気ディスクドライブ23からなるディスクサブシステム20において、磁気ディスクドライブ23に複数の論理ボリューム0~2を設定するとき、論理ボリュームに含まれる論理ブロックアドレスLBAで特定される複数のデータブロックのうち、各論理ボリュームで同一の相対位置となるデータブロックが磁気ディスクドライブ23の媒体上で近接した位置に配置されるように、媒体上の物理ブロックアドレスPBAと、論理ブロックアドレスLBAの相互変換を行うアドレス変換論理21aをサブシステム制御装置21に備えた。



変換パラメタの例

- 論理ボリュームの数 : N = 3
- 論理ボリュームの容量 (データブロック数) : C = 50
- 論理ボリュームを分割する単位 (データブロック数) : S = 10

1

2

【 特許請求の範囲】

【請求項1】 物理ボリュームを複数の論理ボリュームに分割して使用する時、各々の前記論理ボリュームにおける同一相対位置の単位領域が前記物理ボリューム上で近接して配置されるように、前記単位領域に属するデータブロックの前記論理ボリュームにおける格納位置を示す論理ブロックアドレスと前記物理ボリュームにおける格納位置を示す物理ブロックアドレスの変換を行うことを特徴とするブロックアドレスの変換方法。

【請求項2】 回転型記憶媒体を複数の論理ボリュームに分割して制御する回転型記憶サブシステムの制御方法であって、前記論理ボリュームを所望の長さの単位領域に分割し、各論理ボリュームで同一の相対位置となる前記単位領域が回転型記憶媒体上に近接して存在するように前記単位領域に属するデータブロックのアドレスの配置変換を実行することを特徴とする回転型記憶サブシステムの制御方法。

【請求項3】 請求項2 記載の回転型記憶サブシステムの制御方法において、前記回転型記憶サブシステムは、前記回転型記憶媒体を含む回転型記憶装置に備えられた第1の制御装置と、複数の前記回転型記憶装置と上位装置との間に介在し、個々の前記回転型記憶装置と前記上位装置との間における情報の授受を制御する第2の制御装置とを含み、前記第2の制御装置において、前記アドレスの配置変換を実行する第1の方法、前記第2の制御装置から前記第1の制御装置に対して、前記アドレスの配置変換の実行の有無、前記論理ボリュームの数、個々の前記論理ボリュームの容量、前記論理ボリュームを分割する前記単位領域の大きさからなる変換パラメータを与え、前記第1の制御装置において、前記アドレスの配置変換を行わせる第2の方法、のいずれかを実行することを特徴とする回転型記憶サブシステムの制御方法。

【 発明の詳細な説明】

【 0001 】

【産業上の利用分野】 本発明はブロックアドレスの変換技術および回転型記憶サブシステムの制御技術に関し、特に、磁気ディスク等の回転型記憶媒体を複数の論理ボリュームに分割して使用する回転型記憶サブシステムの制御に適用して有効な技術に関する。

【 0002 】

【従来の技術】 近年、磁気ディスクサブシステムにおいては、たとえば、日経BP社、1993年4月26日発行、「日経エレクトロニクス4月26日号」P77～P103、等の文献にも記載されているように、小型で安価な磁気ディスクをアレイ構成にして、高速・大容量・高信頼性を実現するRAID (Redundant Array of Inexpensive Disks) 技術を採用して実用化する傾向がある。

【0003】 この種の磁気ディスクサブシステム等で

は、磁気ディスクサブシステム全体を制御する制御装置が磁気ディスク上の連続的なアドレスを論理ボリュームの単位に分割し、複数の論理ボリューム構成を実現している。

【0004】 各論理ボリュームの同一相対位置には論理ボリューム間で共通的な意味を持つ情報が格納されるのが一般的であるが、磁気ディスクを論理ボリューム単位に分割する際には、磁気ディスクのアドレス昇順に並ぶデータブロックを論理ボリュームの容量で単純に分割するため、各論理ボリュームで同一相対位置となる情報は、論理ボリューム容量分のデータブロック数だけ離れた位置に存在することになる。

【0005】

【発明が解決しようとする課題】 複数の論理ボリュームを構成するコンピュータシステムで、ディスクサブシステムの性能を評価するための代表的なベンチマークテストを実行させ、磁気ディスクに対する読み出し・書き込み命令の状況を解析すると、磁気ディスクサブシステムの各論理ボリュームで同一相対位置にある各情報（各論理ボリュームで共通的な意味を持った情報等）を複数の論理ボリュームに渡ってアクセスする場合が多いことが解明できている。これは複数の論理ボリュームを構成するコンピュータシステムで一般的なジョブを実行させたとき、磁気ディスクに対する読み出し・書き込み命令は、一つの論理ボリュームをシーケンシャルにアクセスするのではなく、複数の論理ボリュームに渡ってアクセスを行う傾向にあることに他ならない。

【0006】 一方、1つの磁気ディスクを複数の論理ボリュームに分割して使用する従来の磁気ディスクサブシステムでは、磁気ディスクのアドレス昇順に並ぶデータブロックを論理ボリュームの容量で単純に分割する方法を採用するのが一般的である。このため各論理ボリュームの同一相対位置にある情報は磁気ディスク上の物理的位置では離れて存在することになり、一般的なジョブを実行すると、ヘッドの移動時間が長いためにジョブ性能が悪いという問題があった。

【0007】 本発明の目的は、物理ボリュームを複数の論理ボリュームに分割し、個々の論理ボリュームを複数の単位領域に分割して使用する記憶サブシステムにおけるアクセス性能を向上させることが可能なブロックアドレスの変換技術を提供することにある。

【0008】 本発明の他の目的は、回転型記憶媒体を複数の論理ボリュームに分割し、個々の論理ボリュームを複数の単位領域に分割して使用する回転型記憶サブシステムにおけるアクセス性能を向上させることが可能な回転型記憶サブシステムの制御技術を提供することにある。

【 0009 】

【課題を解決するための手段】 本発明では、物理ボリューム上に設定される複数の論理ボリュームの各々をある

3

単位で分割し、各論理ボリュームで同一相対位置に存在する各単位をグループ化して、物ボリューム上では隣接した位置に配置されるようにブロックアドレスの配置変換を行うものである。

【 0 0 1 0 】本発明におけるブロックアドレスの配置変換を回転型記憶サブシステムに適用する場合、以下に示す2つの手段を提供する。

【 0 0 1 1 】一つめの手段では、回転型記憶サブシステム全体を制御するサブシステム制御装置が回転型記憶媒体のブロックアドレスを意識し、各論理ボリュームで同一相対位置の情報を回転型記憶媒体の記録媒体上に隣接した位置になるようにアドレス配置を変換してアクセスする。アドレス配置をどの様に変換するかのパラメータはホストの使用状況に応じてサブシステム制御装置がシステム運用開始前に予め決定するものとし、回転型記憶媒体上に昇順に付加されたデータブロックのアドレスはそのままとする。

【 0 0 1 2 】サブシステム制御装置が、データの書き込み・読み出しを行うとき、各論理ボリュームで同一の相対位置となる情報が回転型記憶媒体上に隣接するように回転型記憶媒体のデータブロックのアドレスを変換する。

【 0 0 1 3 】二つ目の手段では、単体の回転型記憶媒体制御装置がアドレス配置を変換する。サブシステム制御装置はホストの使用状況に応じて、システム運用開始前にアドレス変換のパラメータ値を決定する。

【 0 0 1 4 】サブシステム制御装置は、単体の回転型記憶媒体を制御する回転型記憶媒体制御装置に対して、論理ボリュームの数(N ; Number) と論理ボリュームの容量(C ; Capacity) と論理ボリュームを分割する単位の大きさ(S ; Size) をパラメータとして送出し、アドレスの配置変換指示を行う。

【 0 0 1 5 】この手段も回転型記憶媒体上に昇順に付加されたデータブロックのアドレスはそのままとする。パラメータを受領した回転型記憶媒体制御装置には、各論理ボリュームで同一の相対位置となる単位(S)を1つのグループにして回転型記憶媒体上に隣接して存在するようにブロックアドレスの配置を変換する論理を持たせる。

【 0 0 1 6 】

【 作用 】これらの各手段により各論理ボリュームで同一相対位置にある情報を複数論理ボリューム分アクセスする場合では、回転型記憶媒体上を移動して任意の領域にアクセスするヘッドの物理的移動距離が短縮し、高速にアクセスできるようになる。

【 0 0 1 7 】各論理ボリュームの同一相対位置には、各論理ボリュームで同じ意味を持った情報が記録されるのが一般的であり、複数の論理ボリュームを更新する処理においても各論理ボリュームで同一の相対位置に格納された情報を更新することが多い。各論理ボリュームで同

4

一の相対位置となる情報が回転型記憶媒体上に隣接するように回転型記憶媒体のデータブロックアドレスの配置を変換する論理を組み込むことにより、複数の論理ボリュームに渡って情報をアクセスする処理では、ヘッドの物理的移動距離が短縮し、処理性能が向上するようになる。

【 0 0 1 8 】これにより、各論理ボリュームで同一相対位置に存在する各情報のアクセスを行う一般的なジョブ性能を確実に向上させることができる。

【 0 0 1 9 】

【 実施例 】以下、本発明の実施例を図面を参照しながら詳細に説明する。

【 0 0 2 0 】(実施例1) 図1 は、本発明の一実施例であるブロックアドレスの変換方法が実施される回転型記憶サブシステムの構成の一例を示す概念図であり、図7 は、従来の回転型記憶サブシステムの構成の一例を示す概念図である。本実施例では、回転型記憶サブシステムの一例として、磁気ディスクを媒体とする磁気ディスクサブシステムに適用する場合を説明する。

【 0 0 2 1 】図1 に於いて、1 0 はホストコンピュータ、2 0 はディスクサブシステム、2 1 はディスクサブシステム全体を制御するサブシステム制御装置、2 2 は単体ディスクを制御するディスク制御装置、2 3 は磁気ディスクドライブ、3 0 はホストコンピュータとサブシステム制御装置を接続するインタフェースケーブル、4 0 はサブシステム制御装置とディスク制御装置を接続するインタフェースケーブル、5 0 は制御装置とディスク制御装置と磁気ディスクドライブを接続するインタフェースケーブルである。また、2 4 は変換パラメータのもとでアドレスをどのように変換するかの一例を示すアドレス遷移テーブルである。

【 0 0 2 2 】本実施例の場合、一例として、磁気ディスクドライブ2 3 の物理的な記憶領域は、3 個の論理ボリューム0 ~ 2 に論理的に分割して管理され、個々の論理ボリューム内は、さらに4 個のゾーン0 ~ 4 に分けられ、各ゾーン内には、1 0 個のデータブロックが割り当てられている。従って、前記論理ボリュームでは1 5 0 個のデータブロックが存在する。

【 0 0 2 3 】全論理ボリューム内の1 5 0 個のデータブロックには、個々のデータブロックを一意に識別するための論理ブロックアドレスL B A (0 ~ 1 4 9) が付与されている。

【 0 0 2 4 】一方、磁気ディスクドライブ2 3 内の磁気ディスク領域は論理ボリューム内のデータブロックと同一のサイズの1 5 0 個のデータブロックに区分けされており、それぞれ、0 ~ 1 4 9 の物理ブロックアドレスP B A が付与されている。この物理ブロックアドレスP B A は、記憶媒体である磁気ディスクに対する図示しないヘッドのシーク方向および磁気ディスクの回転方向に昇順または降順に設定されており、物理ブロックアドレス

5

PBAが隣り合うデータブロック同士は、磁気ディスク上の物理的な位置も隣り合っている。

【0025】本実施例の場合、サブシステム制御装置21には、アドレス変換論理21aが備えられており、図1のアドレス遷移テーブル24に例示されるような変換操作を行って、上位のホストコンピュータ10から発行されるデータの出力要求に応じて、配下のディスク制御装置22に対してデータの出力の指示を発行する。

【0026】まず、図7によって物理ボリュームを単純に複数の論理ボリュームに分割する従来方式の欠点を示す。なお、本実施例の構成と対応する部位には同一の符号を付してある。

【0027】磁気ディスクドライブ23はデータブロックという単位で記録面を等分割しており、各データブロックにはアドレス昇順にデータブロックアドレスが付加されている。サブシステム制御装置21はディスク制御装置22に対し、データブロックアドレスを指定して、データの読み出し・書き込みを行う。

【0028】今、磁気ディスクドライブ23の総データブロック数を150ブロック、論理ボリュームのサイズを50ブロックとし、1つの磁気ディスクドライブを3つの論理ボリュームに等分割することを仮定する。つまり論理ボリューム0はデータブロックアドレス0～49、論理ボリューム1はデータブロックアドレス50～99、論理ボリューム2はデータブロックアドレス100～149にそれぞれ対応することになり、磁気ディスクドライブ23のデータブロックアドレスと論理ボリュームの関係はサブシステム制御装置21が意識することになる。

【0029】今、ホストコンピュータ10からのアクセス要求として、各論理ボリュームの先頭にある1データブロックをアクセスする場合を想定すると、サブシステム制御装置21はディスク制御装置22に対し、データブロックアドレス0、50、100のアクセス要求を行うことになる。ディスク制御装置22は、指定された3つのデータブロックをアクセスするためヘッドを移動させることになるが、各論理ボリュームで相対的に同一位置にある各データブロックは、実際の磁気ディスク上では、ほぼ各論理ボリュームを構成するデータブロック数だけ互いに物理的に離れて存在するため、ヘッドの移動距離、すなわちヘッドの移動所要時間が長くなり、アクセス性能が劣化することは避けられない。

【0030】これに対して、本実施例では、以下のよう*

$$LV = LBA / C \quad \cdots \text{余り } \alpha \quad (1)$$

$$Z = \alpha / S \quad \cdots \text{余り } \beta \quad (2)$$

$$PBA = Z \times S \times N + S \times LV + \beta \quad (3)$$

なる演算によって、論理ブロックアドレスLBAから対応する物理ブロックアドレスPBAを一意に決定することができる。たとえば、LBA=100の場合、LV=2、 $\alpha=0$ 、Z=0、 $\beta=0$ となり、PBA=0×10

6

*にしてサブシステム制御装置21がアドレス配置を変換することによって、上述の図7に例示されるような従来技術の問題を解決する。

【0031】すなわち、サブシステム制御装置21は、ホストコンピュータ10から受領した各論理ボリューム0～2に対する読み出し・書き込み要求のアドレスを実際の磁気ディスクドライブ23のアドレスに変換するが、このときブロックアドレスの配置変換を行う。ブロックアドレスの配置変換をするための変換パラメータである論理ボリュームの数(N)、論理ボリュームの容量(C)、論理ボリュームを分割する単位の大きさ(S)はサブシステム制御装置21が定義して持つ。

【0032】いま、ホストコンピュータ10からサブシステム制御装置21に対し、以下に示す各論理ボリュームの同一相対位置にある1データブロックのアクセス要求が発生したと仮定する。

【0033】①論理ボリューム0の相対No0の情報であるデータブロックアドレス0(論理ブロックアドレスLBA=0)

②論理ボリューム1の相対No0の情報であるデータブロックアドレス50(論理ブロックアドレスLBA=50)

③論理ボリューム2の相対No0の情報であるデータブロックアドレス100(論理ブロックアドレスLBA=100)

ホストコンピュータ10から受領したアクセス要求のアドレスをサブシステム制御装置21は前述の変換パラメータを元に以下のようにアドレス変換を実施する。

【0034】①データブロックアドレス0(LBA=0) →変換→ ディスク上のデータブロックアドレス0(物理ブロックアドレスPBA=0)

②データブロックアドレス50(LBA=50) →変換→ ディスク上のデータブロックアドレス10(物理ブロックアドレスPBA=10)

③データブロックアドレス100(LBA=100) →変換→ ディスク上のデータブロックアドレス20(物理ブロックアドレスPBA=20)

この変換は、上述のN、C、Sの各変換パラメータに基づいて次のような式(1)～(3)で計算することができる。すなわち、論理ボリュームNo(整数)をLV、ゾーンNo(論理ボリューム内の相対No: 整数)をZとすると、

×3+10×2+0=20となる。

【0035】これにより、個々の論理ボリューム0～2の各々の相対位置が同じで、LBA=0、LBA=50、LBA=100のように、論理ブロックアドレスが

50

7

ばらばらに離れている上記三つのアクセス要求は磁気ディスクドライブ23では、 $PBA=0$ 、 $PBA=10$ 、 $PBA=20$ のように、物理的に近接した位置に纏めて配置されるので、近距離データブロックのアクセスとなるため、アクセス時のヘッドの移動距離が短くなり、アクセス所要時間が短縮される結果、アクセス性能が向上する。

【0036】(実施例2) 図2は、本発明の他の実施例であるブロックアドレスの変換方法が実施される回転型記憶サブシステムの構成の一例を示す概念図であり、図3および図4は、その作用の一例を示すフローチャートである。

【0037】この実施例2の場合には、サブシステム制御装置21の配下のディスク制御装置22がアドレス変換論理22aを備えていてブロックアドレスの配置変換を実行するところが、前記実施例1の場合と異なっている。

【0038】サブシステム制御装置21はディスク制御装置22に対し、アドレスの変換パラメータを指示する。変換パラメータは論理ボリュームの数(N)、論理ボリュームの容量(C)、論理ボリュームを分割する単位(S)の大きさである。この変換パラメータの指示は、たとえば、サブシステム制御装置21とディスク制御装置22がSCSI (Small Computer System Interface) で接続されている場合、図3に例示されるように、ドライブパラメータ設定コマンド等の手続きの一部で実行することが可能である。

【0039】サブシステム制御装置21からの読み出し・書き込み要求を受領したディスク制御装置22は、読み出し・書き込み要求のデータブロックアドレスを変換パラメータを元に、前述の式(1)～(3)に基づく制御論理によってブロックアドレスの配置変換を実施し、磁気ディスクドライブ23をアクセスする。すなわち、図4に例示されるように、ディスク制御装置22は、サブシステム制御装置21からLBA指示によるREAD/WRITE要求を受領すると(ステップ101)、後述の方法でLBAをPBAに変換する操作を行い(ステップ102)、さらに、PBAを磁気ディスクドライブ23におけるシリンダアドレスCC、ヘッドアドレスHH、セクタアドレスSS等のハードウェアアドレスに変換し(ステップ103)、シリンダアドレスCCによって示される目的のシリンダにヘッドを移動させるSEEKを起動し(ステップ104)、SEEK完了後、当該シリンダ内のヘッドアドレスHHによって指示される目的のトラックを選択し、さらに当該トラック内のセクタアドレスSSで示される領域にREAD/WRITE実行する(ステップ106)、という動作を行う。

【0040】いま、前記ステップ101で、サブシステム制御装置21からディスク制御装置22に対し、以下に示す各論理ボリュームの同一相対位置にある1データ

8

ブロックのアクセス要求が発生したと仮定する。

【0041】①論理ボリューム0の相対No4の情報であるデータブロックアドレス40 (LBA=40)

②論理ボリューム1の相対No4の情報であるデータブロックアドレス90 (LBA=90)

③論理ボリューム2の相対No4の情報であるデータブロックアドレス140 (LBA=140)

サブシステム制御装置21から受領したアクセス要求のアドレスをディスク制御装置22は、ステップ102において、変換パラメータを元に以下のようにアドレス変換を実施する。

【0042】①データブロックアドレス40 (LBA=40) →変換→ ディスク上のデータブロックアドレス120 (PBA=120)

②データブロックアドレス90 (LBA=90) →変換→ ディスク上のデータブロックアドレス130 (PBA=130)

③データブロックアドレス140 (LBA=140) →変換→ ディスク上のデータブロックアドレス140 (PBA=140)

たとえば、LBA=40の場合、 $LV=0$ 、 $\alpha=40$ 、 $Z=4$ 、 $\beta=0$ となり、 $PBA=4 \times 10 \times 3 + 10 \times 0 + 0 = 120$ により、PBA=120に変換する。

【0043】物理ブロックアドレスPBAは、CC:HH:SS等のハードウェアアドレスが連続するように昇順または降順に割り当てられているため、物理ブロックアドレスPBAが近いデータブロック群は、磁気ディスク上でも物理的に近い位置にあり、連続してこれらのデータブロック群をアクセスする場合、ヘッドの物理的な移動距離が短くて済む。このため、本実施例のように、複数の論理ボリュームの同一相対位置にあり、論理ブロックアドレスLBAが、40、90、140等のようにばらばらなデータブロックを、120、130、140のような隣接した物理ブロックアドレスPBAに変換することにより、SEEKや回転待ち等のアクセス所要時間が短縮され、アクセス性能が確実に向上する。

【0044】(実施例3) 図5は、本発明のさらに他の実施例である回転型記憶サブシステムの制御方法が実施される回転型記憶サブシステムの構成の一例を示す概念図である。

【0045】本実施例では、ホストコンピュータ210と、ディスクアレイを構成する複数の磁気ディスクドライブ230との間に、RAIDコントローラ220を介在させた構成となっている。すなわち、RAIDコントローラ220は、ホストコンピュータ210との間で授受されるデータを複数の磁気ディスクドライブ230に分散して格納することにより、データの並列転送によるアクセス性能の向上や、データからのパリティデータの生成および格納によるデータの信頼性向上を図るRAIDシステムを構成するとともに、論理ブロックアドレス

LBAから物理ブロックアドレスPBAへの変換によるアクセス性能の向上を図る動作を行うものである。

【0046】すなわち、個々の磁気ディスクドライブ230には、複数の論理ボリューム0～3が設定されており、RAIDコントローラ220は、各論理ボリューム内で相対的に同じ位置に格納されるデータブロックが、媒体である磁気ディスク内で物理的に近接した位置に配置されるように、当該データブロックの論理ブロックアドレスLBAを物理ブロックアドレスPBAに変換する動作を行う。変換のアルゴリズムは、前述の実施例1に

例示した技術を用いることができる。
【0047】この実施例3の場合には、ディスクアレイを構成する複数の磁気ディスクドライブ230に論理ボリュームを設定する場合におけるアクセス性能を向上させ、ひいてはRAIDシステム全体の性能を向上させることができる。

【0048】(実施例4)図6は、本発明のさらに他の実施例である回転型記憶サブシステムの構成の一例を示す概念図である。この実施例4の場合には、回転型記憶媒体300に設定される複数の論理ボリューム0～3の各々に対応するように、当該回転型記憶媒体300に対するデータの記録/再生を行う複数のヘッド301～304を配置し、これらのヘッド301～304を共通のアクチュエータ305に支持させて、回転型記憶媒体300の径方向に同時に同一方向に変位させるようにしたものである。

【0049】このような構成により、回転型記憶媒体300上に設定された複数の論理ボリューム0～3の各々において同一の相対位置に同時にアクセスすることが可能となり、複数の論理ボリューム0～3の各々の同一の相対位置に同時にアクセスが発生するようなアクセス形態をとる場合のアクセス性能を向上させることが可能となる。

【0050】以上本発明者によってなされた発明を実施例に基づき具体的に説明したが、本発明は前記実施例に限定されるものではなく、その要旨を逸脱しない範囲で種々変更可能であることはいうまでもない。

【0051】たとえば、回転型記憶サブシステムとしては、磁気ディスクを媒体とするものに限らず、光ディスク、光磁気ディスク等、アクセス時にヘッドのシーク動作を伴う回転型記憶装置に広く適用することができる。

【0052】

【発明の効果】本発明のブロックアドレスの変換方法によれば、物理ボリュームを複数の論理ボリュームに分割し、個々の論理ボリュームを複数の単位領域に分割して使用する記憶サブシステムにおけるアクセス性能を向上させることができる、という効果が得られる。

【0053】また、本発明の回転型記憶サブシステムの制御方法によれば、回転型記憶媒体を複数の論理ボリュームに分割し、個々の論理ボリュームを複数の単位領域に分割して使用する回転型記憶サブシステムにおけるアクセス性能を向上させることができる、という効果が得られる。

【図面の簡単な説明】

【図1】本発明の一実施例であるブロックアドレスの変換方法が実施される回転型記憶サブシステムの構成の一例を示す概念図である。

【図2】本発明の他の実施例であるブロックアドレスの変換方法が実施される回転型記憶サブシステムの構成の一例を示す概念図である。

【図3】本発明の他の実施例であるブロックアドレスの変換方法が実施される回転型記憶サブシステムの作用の一例を示すフローチャートである。

【図4】本発明の他の実施例であるブロックアドレスの変換方法が実施される回転型記憶サブシステムの作用の一例を示すフローチャートである。

【図5】本発明のさらに他の実施例である回転型記憶サブシステムの制御方法が実施される回転型記憶サブシステムの構成の一例を示す概念図である。

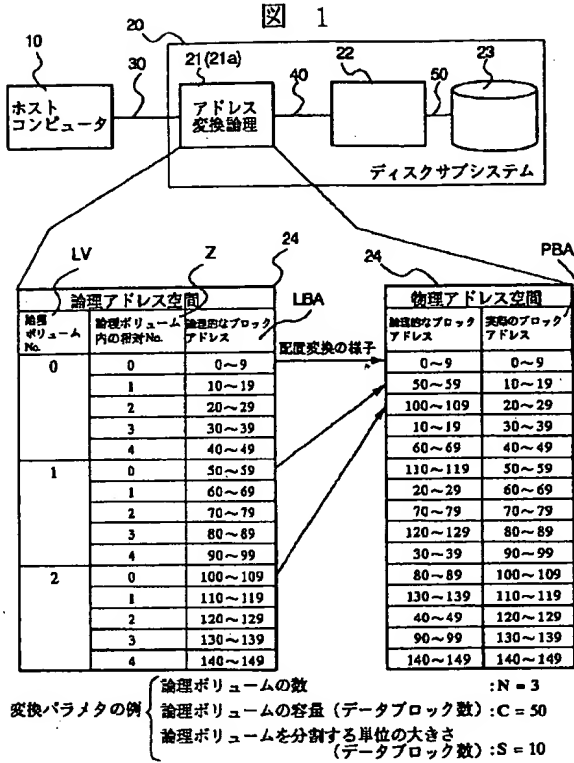
【図6】本発明のさらに他の実施例である回転型記憶サブシステムの構成の一例を示す概念図である。

【図7】従来の回転型記憶サブシステムの構成の一例を示す概念図である。

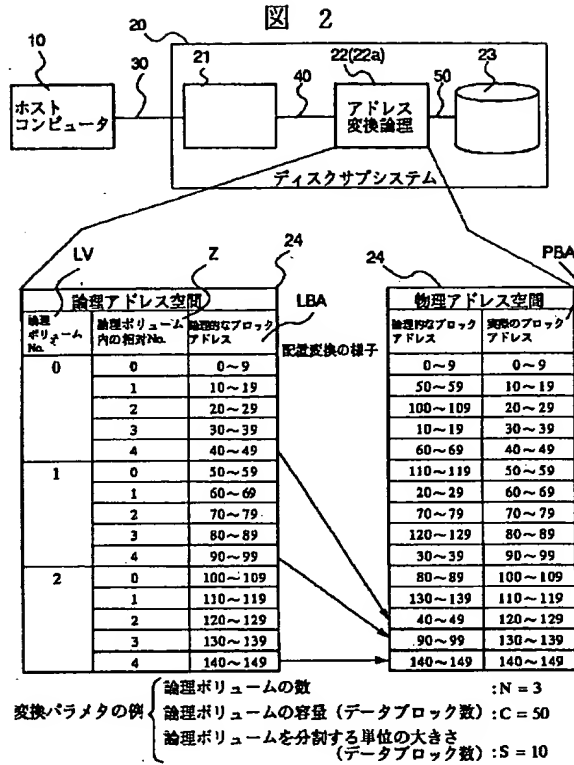
【符号の説明】

10…ホストコンピュータ、20…ディスクサブシステム、21…サブシステム制御装置、21a…アドレス変換論理、22…ディスク制御装置、22a…アドレス変換論理、23…磁気ディスクドライブ、24…アドレス遷移テーブル、30, 40, 50…インタフェースケーブル、210…ホストコンピュータ、220…RAIDコントローラ、230…磁気ディスクドライブ、300…回転型記憶媒体、301～304…ヘッド、305…アクチュエータ、LBA…論理ブロックアドレス、PBA…物理ブロックアドレス。

【 図1 】



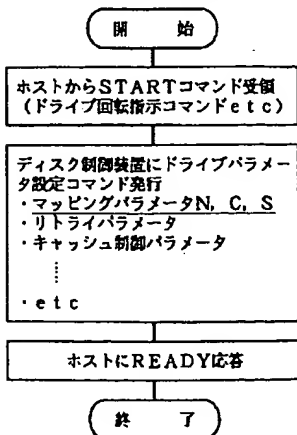
【 図2 】



【 図3 】

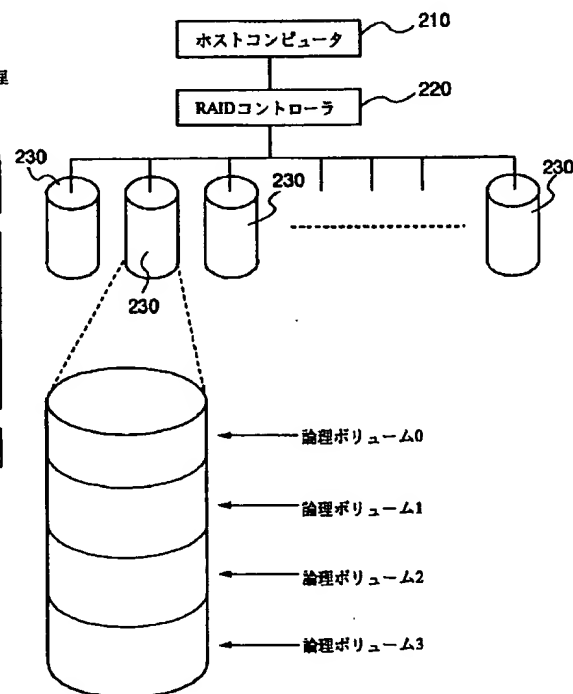
図 3

サブシステム制御装置による初期化処理



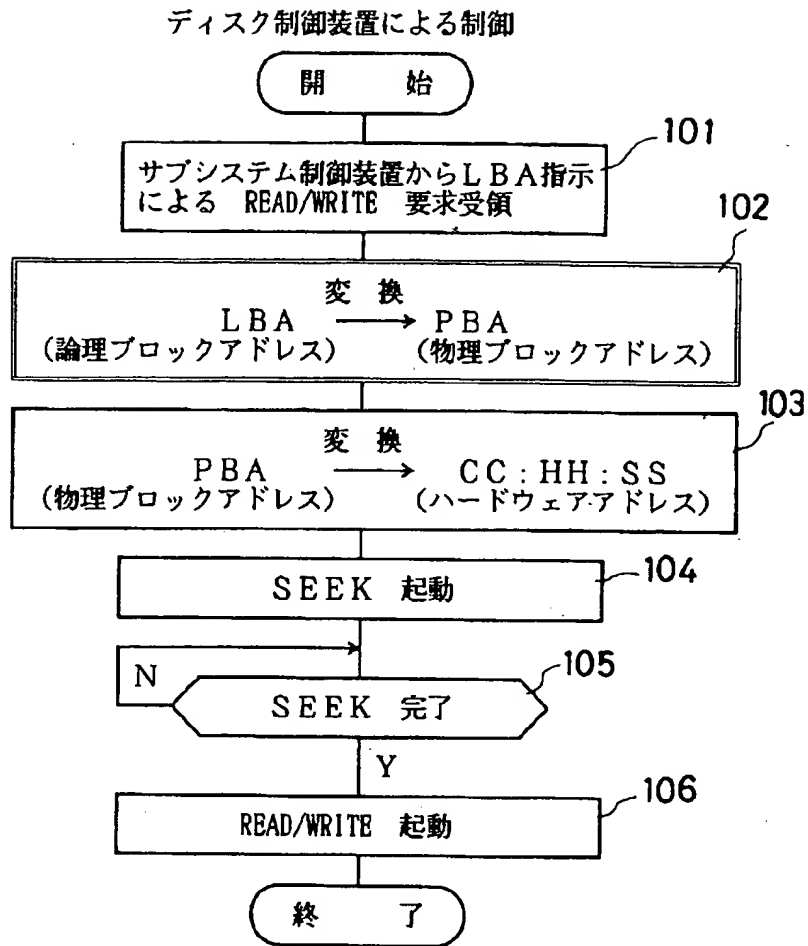
【 図5 】

図 5



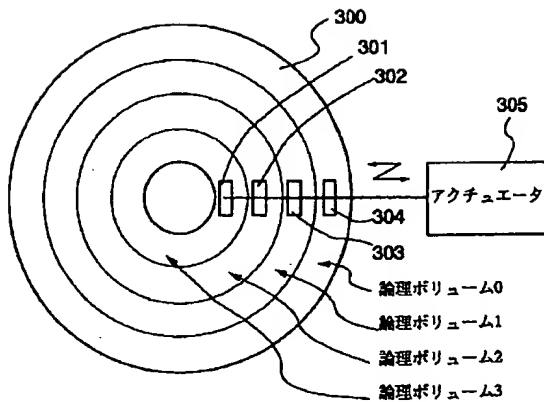
【 図4 】

図 4



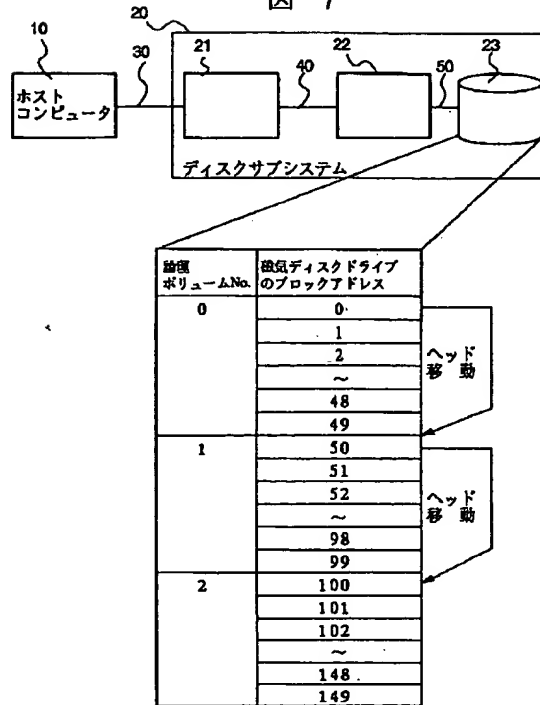
【 図6 】

図 6



【 図7 】

図 7



フロントページの続き

(72)発明者 高橋 直也
 神奈川県小田原市国府津2880番地 株式会社日立製作所ストレージシステム事業部内

(72)発明者 倉野 昭
 神奈川県小田原市国府津2880番地 株式会社日立製作所ストレージシステム事業部内

(72)発明者 山本 彰
 神奈川県川崎市麻生区王禅寺1099番地 株式会社日立製作所システム開発研究所内

(72)発明者 高安 厚志
 神奈川県小田原市国府津2880番地 株式会社日立製作所ストレージシステム事業部内

(72)発明者 吉田 稔
 神奈川県小田原市国府津2880番地 株式会社日立製作所ストレージシステム事業部内

(72)発明者 尾形 幹人
 神奈川県小田原市国府津2880番地 株式会社日立製作所ストレージシステム事業部内